

PEI / FR 00 / 02491
FR00/2491

BREVET D'INVENTION

CERTIFICAT D'UTILITÉ - CERTIFICAT D'ADDITION

REC'D 16 NOV 2000

WIPO

PCT

E.J.U.

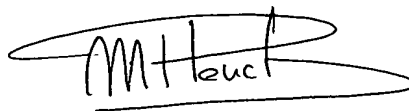
COPIE OFFICIELLE

Le Directeur général de l'Institut national de la propriété industrielle certifie que le document ci-annexé est la copie certifiée conforme d'une demande de titre de propriété industrielle déposée à l'Institut.

Fait à Paris, le 13 SEP. 2000

Pour le Directeur général de l'Institut
national de la propriété industrielle
Le Chef du Département des brevets

DOCUMENT DE PRIORITÉ
PRÉSENTÉ OU TRANSMIS
CONFORMÉMENT À LA
RÈGLE 17.1.a) OU b)



Martine PLANCHE

INSTITUT
NATIONAL DE
LA PROPRIÉTÉ
INDUSTRIELLE

SIEGE

26 bis, rue de Saint Petersburg
75800 PARIS Cédex 08
Téléphone : 01 53 04 53 04
Télécopie : 01 42 93 59 30

THIS PAGE BLANK (USPTO)

REQUÊTE EN DÉLIVRANCE

26 bis, rue de Saint Pétersbourg
75800 Paris Cedex 08
Téléphone : 01 53 04 53 04 Télécopie : 01 42 93 59 30

Confirmation d'un dépôt par télécopie ☐

Cet imprimé est à remplir à l'encre noire en lettres capitales

Réservé à l'INPI

DATE DE REMISE DES PIÈCES **13 SEPT 1999**
N° D'ENREGISTREMENT NATIONAL **9911411**
DÉPARTEMENT DE DÉPÔT **75 INPI PARIS**
DATE DE DÉPÔT **13 SEP. 1999**

1 NOM ET ADRESSE DU DEMANDEUR OU DU MANDATAIRE
À QUI LA CORRESPONDANCE DOIT ÊTRE ADRESSÉE

CABINET PLASSERAUD
84, RUE D'AMSTERDAM
F-75440 PARIS CEDEX 09

n° du pouvoir permanent références du correspondant téléphone
MF-BFF990081 01 44 63 4111

2 DEMANDE Nature du titre de propriété industrielle

☒ brevet d'invention ☐ demande divisionnaire
☐ certificat d'utilité ☐ transformation d'une demande de brevet européen

demande initiale
☐ brevet d'invention

☐ certificat d'utilité n° date

Établissement du rapport de recherche

☐ différé ☒ immédiat

Le demandeur, personne physique, requiert le paiement échelonné de la redevance ☐ oui ☐ non

Titre de l'invention (200 caractères maximum)

PROCEDE DE DECODAGE ET D'EGALISATION CONJOINTE D'UN SIGNAL NUMERIQUE
PROTEGE PAR UN CODE DEFINI PAR UN TREILLIS.

3 DEMANDEUR (S) n° SIREN code APE-NAF

Nom et prénoms (souligner le nom patronymique) ou dénomination

FRANCE TELECOM

Forme juridique

SOCIETE ANONYME

Nationalité (s) **FRANCAISE**

Adresse (s) complète (s)

6, PLACE D'ALLERAY
75015 PARIS

Pays

FRANCE

En cas d'insuffisance de place, poursuivre sur papier libre ☐

4 INVENTEUR (S) Les inventeurs sont les demandeurs ☐ oui ☒ non Si la réponse est non, fournir une désignation séparée

5 RÉDUCTION DU TAUX DES REDEVANCES ☐ requise pour la 1ère fois ☐ requise antérieurement au dépôt ; joindre copie de la décision d'admission

6 DÉCLARATION DE PRIORITÉ OU REQUÊTE DU BÉNÉFICE DE LA DATE DE DÉPÔT D'UNE DEMANDE ANTÉRIEURE

pays d'origine

numéro

date de dépôt

nature de la demande

7 DIVISIONS antérieures à la présente demande n°

date

n°

date

8 SIGNATURE DU DEMANDEUR OU DU MANDATAIRE

(nom et qualité du signataire)

CABINET PLASSERAUD
Michel FRECHÉDE (CPI N°92-1093)

SIGNATURE DU PRÉPOSÉ À LA RÉCEPTION

SIGNATURE APRÈS ENREGISTREMENT DE LA DEMANDE À L'INPI

DÉSIGNATION DE L'INVENTEUR

(si le demandeur n'est pas l'inventeur ou l'unique inventeur)

DEPARTEMENT DES BREVETS

26bis, rue de Saint-Petersbourg

75800 Paris Cédex 08

Tél. : 01 53 04 53 04 - Télécopie : 01 42 93 59 30

N° D'ENREGISTREMENT NATIONAL



MF-BFF990081

TITRE DE L'INVENTION :

PROCEDE DE DECODAGE ET D'EGALISATION CONJOINTE D'UN SIGNAL
NUMERIQUE PROTEGE PAR UN CODE DEFINI PAR UN TREILLIS.

La demanderesse, FRANCE TELECOM,
représentée par

LE(S) SOUSSIGNÉ(S)

CABINET PLASSERAUD
84, RUE D'AMSTERDAM
75440 PARIS CEDEX 09

DÉSIGNE(NT) EN TANT QU'INVENTEUR(S) (indiquer nom, prénoms, adresse et souligner le nom patronymique) :

1. TORTELIER Patrick

66, rue de Paris
F-92110 CLICHY

2. VISOZ Raphaël

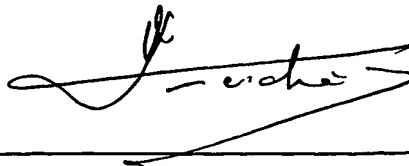
33, rue Danton
92130 ISSY-LES-MOULINEAUX.

NOTA : A titre exceptionnel, le nom de l'inventeur peut être suivi de celui de la société à laquelle il appartient (société d'appartenance) lorsque celle-ci est différente de la société déposante ou titulaire.

Date et signature (s) du (des) demandeur (s) ou du mandataire

Paris, le
13.09.1999

CABINET PLASSERAUD
Michel FRECHEDE (CPI N°92-1093)



Procédé de décodage et d'égalisation conjointe d'un signal
numérique protégé par un code défini par un treillis

L'invention concerne un procédé de décodage et
5 d'égalisation conjointe d'un signal numérique protégé par
un code défini par un treillis.

Avec l'avènement et le développement récents de
l'échange d'informations par l'intermédiaire de messages
numériques, la transmission fiable et performante de
10 données numériques est devenue un enjeu économique.

Parmi les modes de transmission utilisés, la
transmission numérique par paquets occupe une place
prééminente, en raison de la flexibilité et de la
fiabilité des protocoles de transmission de ces données.

15 Toutefois, le développement de transmissions à
très haut débit sur canaux radioélectriques, présentant
des caractéristiques de sélectivité en fréquence variables
dans le temps, rend nécessaire de soumettre les données
numériques, constitutives de ces messages et support de
20 ces informations, à un processus de protection par codage
spécifique. Ces processus de protection ont pour objet
d'introduire dans les données numériques une certaine
redondance, laquelle, en présence de dégradation de ces
données du fait de la transmission, permet, dans certaines
25 conditions, de reconstituer le signal d'origine. A titre
d'exemple non limitatif, on peut citer la protection de
données numériques par un code convolutif de rendement
 $R = k/n$ où le rendement k/n est représentatif de la
redondance introduite, et la transmission ATM
30 (Asynchronous Transmission Mode) sur un lien radio, avec
granularité au niveau des cellules ATM. On rappelle que la

notion de granularité implique la possibilité de transmission de chaque cellule ATM isolée, sans entrelacement des cellules.

5 En raison de la nature physique du canal radioélectrique, la transmission de données numériques s'effectue en présence de trajets multiples de propagation. La réception et le décodage de ces messages nécessitent en conséquence une égalisation du signal reçu. La complexité des traitements d'égalisation augmente très
10 rapidement avec la dispersion des retards, et, également, avec le débit des symboles transmis. C'est en particulier le cas en milieu urbain, lors de la transmission de signaux et messages de radiotéléphonie mobile.

La protection introduite par codage de ces données
15 numériques transmises permet de remédier partiellement aux erreurs introduites. Toutefois, l'égalisation rendue nécessaire par les interférences sur les symboles, dues aux trajets multiples, n'est jamais parfaite et il est alors nécessaire de disperser le plus possible les
20 bouffées d'erreurs en sortie de l'égaliseur, afin que le décodeur canal puisse fonctionner sur un signal à densité d'erreur sensiblement constante plus réduite.

Un tel mode opératoire peut être obtenu par un processus d'entrelacement des données codées, ce qui
25 interdit la notion de granularité, et qui, en outre, introduit un retard que l'on cherche nécessairement à minimiser, ce qui a priori apparaît contradictoire.

De plus, pour de hauts débits, la taille de l'entrelacement devient prohibitive.

30 D'autre part, la présence d'un décodeur de canal en aval du dispositif d'égalisation, le séquençement

égalisation/décodage étant rendu nécessaire par le séquençement codage/transmission/trajets multiples à l'émission, incite à mettre en œuvre un processus d'égalisation donnant des symboles égalisés souples, c'est-à-dire dont la valeur ferme est assortie d'une valeur de probabilité de vraisemblance, ce qui augmente d'autant la complexité de l'égalisation et du traitement global.

La présente invention a pour objet de remédier aux inconvénients des procédés de l'art antérieur précédemment cités.

Un objet de la présente invention est en conséquence la mise en œuvre d'un procédé permettant d'effectuer conjointement les opérations d'égalisation et de décodage de canal directement sur le treillis du décodeur canal, treillis dont la complexité est fixe et indépendante de la longueur de la réponse impulsionnelle du canal.

Un autre objet de la présente invention est la mise en œuvre d'un procédé permettant d'effectuer conjointement les opérations d'égalisation et de décodage de canal de données numériques transmises sous forme de paquets, la réponse impulsionnelle du canal étant supposée constante pendant la transmission d'un paquet.

Un autre objet de la présente invention est la mise en œuvre d'un procédé permettant d'effectuer conjointement les opérations d'égalisation et de décodage de canal de données numériques transmises par paquets, en l'absence d'entrelacement sur plusieurs paquets, ce mode opératoire étant particulièrement adapté aux systèmes de transmission haut débit qui doivent assurer une

granularité au niveau paquet, tels que les systèmes ATM sur liaison radio.

Un autre objet de la présente invention est la mise en œuvre d'un procédé permettant d'effectuer conjointement les opérations d'égalisation et de décodage de canal supprimant la nécessité d'une égalisation à sortie souple, du fait du caractère conjoint des opérations d'égalisation et de décodage de canal.

Un autre objet de la présente invention est la mise en œuvre d'un procédé permettant d'effectuer conjointement les opérations d'égalisation et de décodage de canal particulièrement adapté au traitement d'une modulation à grand nombre d'états, ce qui permet de s'affranchir de l'augmentation significative de la complexité d'un processus au sens du maximum de vraisemblance de type classique.

Un autre objet de la présente invention est enfin la mise en œuvre d'un procédé permettant d'effectuer conjointement les opérations d'égalisation et de décodage de canal permettant d'éviter le phénomène de propagation d'erreurs lors du décodage, par mise en œuvre d'une version adaptée de l'algorithme de Viterbi.

R↓ Le procédé de décodage et d'égalisation conjointe d'un signal numérique protégé par un code défini par un treillis, objet de la présente invention, s'applique à un signal transmis par paquets non entrelacés. Chaque paquet comporte une séquence connue et une séquence de données codées, à chaque suite de bits $x = \{x_n\}$, de bit courant x_n , soumise au processus de codage défini par un treillis et à un processus de modulation, correspondant une suite de symboles $y = \{y_n\}$ de symbole courant y_n vérifiant la

relation $y_n = f(x_n; x_{n-1}; \dots; x_{n-K})$. La suite de bits antérieurs au bit courant, $e_{n-1}(x) = \{x_{n-1}; x_{n-2}; \dots; x_{n-K}\}$ représente l'état du processus de codage à l'état antérieur $n-1$ et le symbole courant y_n de la suite de symboles vérifie la relation $y_n = f(x_n, e_{n-1}(x))$. Cette suite de symboles est soumise de fait à un filtrage transverse de réponse impulsionnelle finie de coefficients de filtrage $\{h_0; h_1; \dots; h_L\}$ représentatifs du canal radioélectrique pour engendrer une suite de symboles observés $r = \{r_n\}$. Chaque symbole observé r_n vérifie la relation $r_n = z_n + b_n$ où z_n désigne un symbole courant en sortie du canal et b_n un bruit résiduel affectant ce dernier. Chaque symbole courant en sortie du canal courant z_n vérifie la relation :

$$\begin{aligned} z_n &= g(y_n; y_{n-1}; \dots; y_{n-L}) \\ &= h_0 y_n + h_1 y_{n-1} + \dots + h_L y_{n-L} \\ &= \phi(x_n; x_{n-1}; \dots; x_{n-L-K}). \end{aligned}$$

Ce procédé consiste à estimer chaque bit courant x_n de la suite de bits $x = \{x_n\}$ au sens du maximum de vraisemblance par minimisation de l'erreur quadratique entre symbole observé et symbole courant en sortie du canal

$$\varepsilon'(x) = \sum_i |r_i - z_i|^2 = \sum_i |r_i - \phi(x_i; x_{i-1}; \dots; x_{i-L-K})|^2,$$

Il est remarquable en ce que, pour tout symbole courant en sortie du canal z_n issu de la transmission, du fait de trajets multiples, la suite successive des symboles $\{y_{n-L}; y_{n-L+1}; y_{n-1}; y_n\}$ émise par le processus de codage pour la suite de bits $x = \{x_n\}$ correspondant à des états successifs $e_{n-L}(x); e_{n-L+1}(x); \dots; e_{n-1}(x)$ et finalement

$e_n(x)$, qui définissent des branches entre nœuds d'états successifs, une succession de branches dessinant un chemin d'un treillis représentant ce code, ce procédé consiste en outre à calculer l'erreur quadratique à partir de
 5 l'ensemble des symboles observés et des branches d'états successifs du processus de codage, en fonction de la métrique de branche de la dernière transition $e_{n-1}(x) \rightarrow e_n(x)$ du processus de codage, selon la relation :

$$10 \quad \varepsilon^2(x) = \sum_i \left| r_i - \left\{ \sum_{k=0} h_k y_{n-k} \right\} \right|^2 = \sum_i \left| r_i - h_0 y_n - \left\{ \sum_{k=1} h_k y_{n-k} \right\} \right|^2$$

Cette métrique de branche est calculée par remontée des états successifs au niveau de chaque nœud d'état sur une longueur égale à la mémoire du canal, et à inhiber, au
 15 cours de cette remontée, le processus de propagation d'erreur du fait du calcul des métriques de branche, par mémorisation au niveau de chaque nœud i et à chaque instant d'un nombre $S > 1$ de survivants, chaque survivant étant défini par une métrique accumulée $M(i, t, k)$ pour le
 20 nœud i à l'instant t pour le survivant de rang k considéré $k \in [1, S]$, et par une mise à jour de chaque survivant à l'instant $t+1$ pour chaque nœud par calcul d'une métrique de branche et sélection des S meilleures métriques de branche parmi l'ensemble des métriques de branche
 25 possibles au nœud considéré. Le survivant final est déterminé comme le survivant de plus petite métrique, $M_m(0, \tau, 1)$, et la séquence de bits d'information correspondante est lue par remontée des nœuds d'état successifs.

Le procédé, objet de la présente invention, trouve application à tout système de transmission ATM sur lien radio, avec granularité.

Il sera mieux compris à la lecture de la description et à l'observation des dessins ci-après, dans
5 lesquels, outre la figure 1 relative à l'art antérieur,

- la figure 2a représente un schéma synoptique d'un processus de codage et de transmission permettant de définir le contexte de mise en œuvre du procédé de
10 décodage et d'égalisation conjointe d'un signal numérique protégé par un code défini par un treillis, conforme à l'objet de la présente invention ;

- la figure 2b représente à titre d'exemple illustratif un organigramme représentatif du procédé de
15 codage et d'égalisation conjointe d'un signal numérique protégé par un code défini par un treillis, conforme à l'objet de la présente invention ;

- la figure 3a représente à titre illustratif un chemin du treillis codeur, en trait plein, et la suite des
20 symboles z_n correspondant à ce chemin ;

- les figures 3b et 3c représentent un schéma illustratif de calcul des S meilleures métriques à chaque
nœud du treillis représenté en figure 3a ;

- la figure 4 représente un organigramme d'une
25 variante de mise en œuvre du procédé objet de l'invention tel que représenté en figure 2b ;

- la figure 5a représente un schéma synoptique d'un mode opératoire utilisé pour effectuer des essais de
simulation de mise en œuvre du procédé objet de la
30 présente invention ;

- les figures 5b et 5c représentent différents essais comparatifs de valeurs de taux d'erreur de paquets obtenues grâce à la mise en œuvre du procédé objet de la présente invention et à une solution optimale par décodage puis égalisation.

Préalablement à la description proprement dite du procédé de décodage et d'égalisation conjointe d'un signal numérique protégé par un code défini par un treillis, objet de la présente invention, des rappels relatifs à l'état de la technique et à l'état actuel des connaissances seront donnés ci-après.

Les systèmes de transmission d'informations, tels que les systèmes radiomobiles récents à accès multiples par répartition temporelle, transmettent les données sous forme de paquets de bits préalablement codés. A l'intérieur de ces paquets de bits est introduite une séquence dite d'apprentissage qui permet d'obtenir une bonne estimation du canal, incluant les filtres d'émission et de réception. La forme des paquets retenus dans le cadre de l'illustration de la mise en œuvre du procédé, objet de la présente invention, est donnée ci-après en référence à la figure 1 relative à l'art antérieur. Les séquences de bits constitutives des séquences d'apprentissage peuvent par exemple être des séquences de Cazac choisies pour leurs propriétés d'auto-corrélation.

Le canal de transmission introduit ainsi des distorsions à la réception, ces distorsions étant appelées interférences entre symboles. Dans les solutions connues de l'art antérieur, il est nécessaire de mettre en œuvre un égaliseur afin de réduire ou tenter de supprimer les distorsions précitées. Les fonctions d'égalisation et de

décodage sont séparées dans les dispositifs de l'art antérieur précités.

Le contexte de génération des suites de bits dans le cadre du processus d'émission des systèmes radiomobiles précités est illustré maintenant en liaison avec la figure 2a.

D'une manière générale, on indique que le procédé, objet de la présente invention, s'applique à un signal numérique tel que représenté en figure 1, ce signal numérique étant protégé par un code défini par un treillis. On rappelle, ainsi, que la notion de code défini par un treillis recouvre les processus de codage convolutif, le codage de type TCM et le codage en blocs par exemple, de manière non limitative.

D'une manière plus spécifique, le signal est transmis sur le canal radioélectrique selon une transmission par paquets non entrelacés, chacun des paquets correspondant à la structure de données telle que représentée en figure 1.

En référence à la figure 2a, on indique que chaque suite de bits $x = \{x_n\}$, de bit courant x_n , est ainsi soumise au processus de codage défini par un treillis et à un processus de modulation auquel correspond une suite de symboles $y = \{y_n\}$, le symbole courant étant désigné par y_n . Ainsi, chaque symbole courant vérifie la relation :

$$y_n = f(x_n; x_{n-1}; \dots; x_{n-K})$$

Dans la relation précédente, on indique que f désigne une fonction de codage de profondeur K tenant compte du processus de modulation.

La suite de bits antérieurs au bit courant x_n , suite de bits désignée par $e_{n-1}(x)$, vérifie la relation :

$$e_{n-1}(x) = \{x_{n-1}; x_{n-2}; \dots; x_{n-K}\}$$

5

et représente l'état du processus de codage à l'état antérieur $n-1$. Le symbole courant y_n de la suite de symboles vérifie alors la relation (1) :

10

$$y_n = f(x_n, e_{n-1}(x)) \quad (1)$$

15

En raison de la présence d'un canal de transmission à trajets multiples, la suite de symboles y est de fait soumise à un processus équivalent à un filtrage transverse de réponse impulsionnelle finie pour lequel les coefficients de filtrage peuvent être définis par $\{h_0; h_1; \dots; h_L\}$. Ces coefficients de filtrage sont représentatifs du canal radioélectrique de transmission.

20

Ainsi que représenté en figure 2a, la succession de l'opération de codage/modulation puis de transmission par le canal à trajets multiples permet d'engendrer une suite de symboles observés notée $r = \{r_n\}$, chaque symbole observé correspondant en fait à un symbole courant en sortie de canal, noté z_n , auquel un bruit résiduel b_n est ajouté, ce bruit résiduel affectant chacun des symboles courant en sortie de canal précité. Le bruit résiduel est un bruit blanc Gaussien centré.

25

Ainsi, chaque symbole observé r_n vérifie la relation :

30

$$R_n = z_n + b_n$$

Chaque symbole courant en sortie du canal vérifie la relation (2) :

$$\begin{aligned}
 z_n &= g(y_n; y_{n-1}; \dots; y_{n-L}) \\
 &= h_0 y_n + h_1 y_{n-1} + \dots + h_L y_{n-L} \\
 &= \phi(x_n; x_{n-1}; \dots; x_{n-L-K})
 \end{aligned}
 \tag{2}$$

Selon un aspect remarquable du procédé, objet de la présente invention, en référence à la figure 2a, on indique que le processus de codage/modulation et le processus de transmission par le canal à trajets multiples sont assimilés à une mise en cascade d'un code externe et d'un code interne, la fonction de code interne étant remplie par le canal de transmission à trajets multiples. Ainsi, les codes interne et externe sont respectivement constitués par un dispositif à mémoire qu'on peut représenter par un treillis. A l'ensemble, codeur canal + canal de transmission, correspond un treillis "global", appelé super-treillis, dont le nombre d'états est égal au produit du nombre d'états des deux treillis élémentaires, c'est-à-dire un nombre d'états égal à 2^{L+K} pour une modulation BPSK et un code de rendement $1/n$. Le procédé objet de la présente invention est remarquable en ce qu'il utilise seulement le treillis du codeur canal, dont le nombre d'états est indépendant du nombre d'états de la modulation et de la longueur L du canal.

Alors que la complexité du treillis du code interne, c'est-à-dire du treillis engendré par le canal à trajets multiples croît de façon exponentielle avec le nombre d'états de la modulation et la longueur du canal en temps symbole, le simple décodage du super-treillis ainsi

constitué est rendu prohibitif en complexité pour les transmissions à haut débit.

5 Dans les solutions les plus simples, la réduction du super-treillis est ramenée au seul treillis de codage externe, la métrique de branche étant alors calculée à la manière d'un processus de DFSE, pour *Decision Feedback Sequence Estimation*, par remontée des nœuds du treillis ainsi simplifié. Toutefois, un tel processus n'apparaît pas suffisamment efficace car il présente l'inconvénient
10 d'un phénomène de propagation d'erreurs lors de la remontée des nœuds successive, erreurs inhérentes au processus DFSE précité.

Le procédé, objet de la présente invention, a pour objet de remédier aux inconvénients de la technique
15 antérieure précitée par la détermination de la réception optimale à partir du super-treillis et par la mise en œuvre d'une technique de décodage de Viterbi généralisée, plus communément désignée par décodage GVA, pour *Generalized Viterbi Algorithm*.

20 Pour une description plus détaillée de ce processus de décodage GVA, on pourra utilement se reporter à l'article publié par T.HASHIMOTO, intitulé *A List-Type Reduced-Constraint Generalization of the Viterbi Algorithm*, IEEE Transactions on Information Theory,
25 Vol.IT-33, No. 6, Nov.1987.

Ainsi, conformément à un aspect particulièrement remarquable du procédé, objet de la présente invention, celui-ci consiste à estimer chaque bit courant x_n de la suite de bits $x = \{x_n\}$ au sens du maximum de vraisemblance
30 par minimisation de l'erreur quadratique entre symbole observé et symbole courant en sortie du canal z_n .

Sur la figure 2b, on a représenté, pour améliorer la compréhension de la mise en œuvre du procédé, objet de la présente invention, l'étape de codage représentée à l'étape 1000 à partir de la suite de bits x , suivie d'une
 5 étape 1001 correspondant à la transmission à trajets multiples pour engendrer la suite de symboles observés $r = \{r_n\}$ et la suite de symboles courants en sortie du canal $z = \{z_n\}$.

L'étape 1001 est alors suivie d'une étape 1002
 10 permettant d'initier l'estimation de x_n par la minimisation de l'erreur quadratique vérifiant la relation :

$$\varepsilon^2(x) = \sum_n |r_n - z_n|^2 = \sum_n |r_n - \phi(x_n; x_{n-1}; \dots; x_{n-L-K})|^2.$$

En référence à la figure 3a, on indique que pour
 15 tout symbole courant en sortie du canal z_n issu de la transmission par trajets multiples, la suite successive des symboles $y_{n-L}; y_{n-L+1}; \dots; y$ étant émise par le processus de codage pour la suite de bits précitée, le processus de
 20 codage/modulation et de transmission correspond à des états successifs ~~$e_{n-L(x)}; e_{n-L+1(x)}; \dots; e_{n-1(x)}$~~ et finalement $e_n(x)$, ces états successifs correspondant à des branches entre nœuds d'états successifs ainsi que représenté sur la figure 3a précitée.

25 L'estimation des bits successifs x_n au sens du maximum de vraisemblance, conformément au procédé objet de la présente invention, conduit alors à chercher la suite de bits $\{x_n\}$ qui minimise l'erreur quadratique exprimée précédemment.

Conformément au procédé, objet de la présente invention, cette erreur quadratique peut être exprimée en tenant compte des relations précédentes sous la forme de la relation (3) :

$$\begin{aligned}\varepsilon^2(x) &= \sum_n |r_n - g(y_n; y_{n-1}, \dots, y_{n-L})|^2 \\ &= \sum_n \left| r_n - \left\{ \sum_k h_k y_{n-k} \right\} \right|^2\end{aligned}\quad (3)$$

avec $y_n = f(x_n; e_{n-1}(x))$.

- 10 Dans la relation (3) précédente, le terme $r_n - \left\{ \sum_k h_k y_{n-k} \right\}$ peut être mis sous la forme :

$$r_n - \{h_0 f(x_n; e_{n-1}(x)) + h_1 f(x_{n-1}; e_{n-1}(x)) + \dots + h_L f(x_{n-L}; e_{n-L}(x))\}.$$

- 15 Le terme entre accolades de la relation précédente correspond à la réponse du filtre transverse représentatif du canal de transmission à trajets multiples soumis à la suite des symboles à la suite du processus de codage/modulation sur une longueur L correspondant à la
-
- 20 mémoire du canal, cette suite de symboles s'écrivant $y_{n-L}, y_{n-L+1}, \dots, y_{n-1}, y_n$. Cette suite est émise par le codeur à $t = n$ dans l'hypothèse d'une suite de bits $x = \{x_n\}$. Dans ces conditions, le codeur passe alors par les états $e_{n-L}(x), e_{n-L+1}(x), \dots, e_{n-1}(x)$ pour aboutir dans l'état $e_n(x)$. Le
- 25 symbole courant en sortie du canal lors de la dernière transition est alors égal à $z_n = \sum_k h_k y_{n-k}$.

La relation (4) ci-après :

$$\left| r_n - \left\{ \sum_{k=0} h_k y_{n-k} \right\} \right|^2 = \left| r_n - h_0 y_n - \left\{ \sum_{k=1} h_k y_{n-k} \right\} \right|^2 \quad (4)$$

défini ainsi la métrique de branche de la dernière transition $e_{n-1}(x) \rightarrow e_n(x)$ et peut être calculée à la manière d'un processus DFSE en remontant les états successifs visités précédemment. Cette métrique dépend du chemin suivi dans le treillis pour arriver dans un état $e_n(x)$ donné.

Ce mode de calcul de la métrique contient intrinsèquement le problème de propagation d'erreur précédemment mentionné dans la description.

Pour cette raison, et dans le but de rendre robuste et efficace le procédé de décodage et d'égalisation conjointe, objet de la présente invention, celui-ci consiste en outre, à l'étape 1003 représentée en figure 2b, à inhiber au cours de cette remontée le processus de propagation d'erreur du fait du calcul des métriques de branche, cette inhibition étant réalisée par mémorisation, au niveau de chaque nœud i et à chaque

instant t , d'un nombre S supérieur à 1 de survivants, chaque survivant étant défini par une métrique $M(i, t, k)$ pour le nœud i à l'instant t pour le survivant de rang k considéré. Pour S survivants, on rappelle que $k \in [0, S-1]$. Une mise à jour de chaque survivant est alors effectuée à l'instant $t+1$ pour chaque nœud i par calcul d'une métrique de branche et sélection des S meilleures métriques de branche parmi l'ensemble des $2S$ métriques de branche possibles au nœud considéré.

L'étape 1003 précédemment décrite est alors suivie d'une étape 1004 consistant à déterminer le survivant final de plus petite métrique $M_m(0, \tau, 1)$ et à lire la séquence de bits d'information correspondante par remontée d'état des nœuds d'états successifs.

On comprend bien sûr que le procédé, objet de la présente invention, peut alors être répété pour toute suite de bits suivante correspondant à un message transmis.

Une description plus détaillée du processus d'inhibition de la propagation d'erreurs sera maintenant donnée en liaison avec la figure 3b.

En référence à la figure 3b précitée, on indique que le processus d'inhibition de propagation d'erreurs consiste à retenir un nombre $S > 1$ de survivants en chaque nœud de rang i et à chaque instant t . En effet, si le vrai chemin du treillis, celui qui correspond à la séquence de symboles émise, n'est pas le meilleur à un instant donné, il ne doit cependant pas être perdu définitivement.

En référence à la figure précitée, on indique que le symbole courant en sortie du canal $z_n = \sum_k h_k y_{n-k}$ est

obtenu dans l'hypothèse où on arrive à l'état $e_n(x)$ par la succession d'états $e_{n-L}(x), e_{n-L+1}(x), \dots, e_{n-1}(x)$, tel que représenté au dessin.

Dans l'hypothèse à titre d'exemple non limitatif d'un treillis issu d'un code convolutif de rendement $1/n$ correspondant donc à un treillis comportant $N = 2^k$ états, de chaque nœud partent ainsi deux branches, l'une correspondant à un bit de valeur 0 à l'entrée du codeur, l'autre à un bit 1 à cette même entrée du codeur.

A chaque nœud de rang i et à chaque instant t sont stockés S survivants, chaque survivant correspondant à une suite de bits, notée $S_{i,t,k}$ où i désigne le rang du nœud considéré, t l'instant correspondant et k le rang du survivant considéré tel que $0 \leq k \leq S-1$. Chaque suite de bits constitutive d'un survivant est caractérisée par une longueur appelée métrique accumulée de chemins, notée $M(i,t,k)$, c'est-à-dire métrique du $k^{\text{ème}}$ survivant au nœud de rang i à l'instant t donné. On rappelle que la notion de métrique correspond à la définition selon laquelle, dans la théorie de la mesure dans un espace donné, la notion de métrique est basée sur la formule de la distance entre deux points de cet espace.

Les valeurs de métrique $M(i,t,k)$ étant connues à un instant t quelconque, leur mise à jour à l'instant $t+1$ peut être effectuée de la manière ci-après, dans le cas d'un code de rendement $1/n$:

- tout nœud de rang i est consécutif à deux antécédents ou ancêtres, ainsi que représenté en figure 3c, j_1 et j_2 , lesquels sont déterminés par leurs ensembles de S survivants respectifs tel que $S_{j_1,t,k}$ et $S_{j_2,t,k}$ avec $0 \leq k \leq S-1$ et de métriques respectives $M(j_1,t,k)$ et $M(j_2,t,k)$. Il existe ainsi $2S$ manières possibles d'atteindre un nœud de rang i à l'instant $t+1$ à raison de S possibilités pour l'ancêtre j_1 à l'instant t et S possibilités pour l'ancêtre j_2 à ce même instant t , chaque ancêtre étant de la forme d'un survivant à l'instant t prolongé d'une branche allant de j_1 , respectivement j_2 , vers le nœud de rang i .

Pour chacun des $2 \times S$ candidats, la métrique de la dernière branche, c'est-à-dire celle incidente au nœud de

rang i , est calculée selon la relation (4) précédente en remontant les chemins survivants en chaque ancêtre j_1 et j_2 . Les métriques de branche ainsi obtenues sont notées $\delta m(j, i, k)$ et l'on obtient ainsi les quantités :

$$\begin{aligned} & M(j_1, t, k) + \delta m(j_1, i, k) \\ & \text{pour } k = 0, \dots, S-1 \\ & * M(j_2, t, k) + \delta m(j_2, i, k) \\ & \text{avec } k = 0, \dots, S-1. \end{aligned}$$

Il est ainsi possible de retenir, pour le nœud de rang i à l'instant $t+1$, les S meilleurs chemins parmi les $2 \times S$ possibles, ce qui permet d'obtenir S survivants pour le nœud de rang i à l'instant $t+1$.

En ce qui concerne la mise en œuvre de l'étape 1004, on indique que celle-ci peut être effectuée lorsqu'on a reçu tous les symboles codés d'un paquet et que les opérations précédentes ont été réalisées, le survivant final de plus petite métrique pouvant alors être déterminé. Il s'agit dans cette hypothèse de la mise en œuvre d'un algorithme de Viterbi selon une version étendue et il est alors possible de remonter le meilleur chemin pour lire la séquence de bits d'information correspondante par une opération de remontée, connue sous le nom de *Back Tracking* en langage anglo-saxon. En ce qui concerne le nombre de survivants retenus, on indique que S peut être pris égal à 4, de manière non limitative.

Une description plus détaillée d'un mode opératoire spécifique permettant d'améliorer la fiabilité du procédé, objet de la présente invention, sera maintenant donnée en liaison avec la figure 4.

Sur la figure 4, on a représenté le mode opératoire spécifique précité, lequel peut consister, en

une étape 2000, à déterminer le second meilleur survivant vis-à-vis du survivant de plus petite métrique, la métrique de ce survivant final adjacent étant notée $M_m(0, \tau, 1)$, cette métrique étant voisine et immédiatement
 5 supérieure à la plus petite métrique précédemment mentionnée dans la description.

L'étape 2000 peut alors être suivie d'une étape 2001 consistant à calculer un écart de métrique, valeur absolue de la différence de métriques entre la plus petite
 10 métrique et la métrique voisine immédiatement supérieure, cet écart de métrique vérifiant la relation :

$$\delta_m = |M_m - M_m|$$

A titre de simplification, les métriques ont été désignées par M_m pour la métrique la plus petite et M_m pour la
 15 métrique voisine immédiatement supérieure à la plus petite métrique.

L'écart de métrique est ensuite comparé, en une étape 2002 de test, à une valeur de seuil selon la relation :

$$\delta_m \leq S_e$$

la valeur de seuil S_e pouvant être définie à partir de résultats expérimentaux et de conditions d'utilisation.

Si δ_m est inférieur au seuil 2002, les deux meilleurs survivants sont trop proches et le choix entre
 25 les deux n'est pas fiable. Le paquet est déclaré effacé, 2004, car les deux décodages sur les deux chemins auraient conduit à des résultats différents.

Dans le cas contraire, $\delta_m > \text{seuil}$, le décodage est présumé correct et le paquet est accepté, 2003.

Des simulations ont été réalisées afin de mettre en évidence les performances du procédé, objet de la présente invention, précédemment décrit.

Sur la figure 5a, on a représenté les modes opératoires correspondants dans le cadre d'un schéma synoptique pour la partie canal à partir d'une source binaire A_1 , d'un codeur introduisant un codage convolutif A_2 , d'une modulation de canal de type MDP4 A_3 , d'une insertion de séquence connue de type CAZAC A_4 , et d'un filtrage en racine de Nyquist A_5 .

En ce qui concerne la transmission par le canal radioélectrique multitrajets, celui-ci correspondait à un canal radiomobile B_1 suivi de l'addition d'un bruit blanc Gaussien additif (*Additive White Gaussian Noise*) B_2 .

En ce qui concerne la partie réception, celle-ci correspondait à un filtrage en racine de Nyquist C_1 , suivi d'une estimation de canal C_2 puis d'une égalisation et d'un décodage conjoints, conformes au procédé objet de la présente invention, C_3 , et d'une décision C_4 .

Les essais de simulation ont été réalisés grâce au logiciel COSSAP, commercialisé par la société SYNOPSYS. Le facteur de roll-off du filtrage en racine de Nyquist a été fixé à 0,25 et le code convolutif utilisé était un code de longueur de contrainte 5, soit un treillis de 16 états.

Les polynômes générateurs étaient de la forme :

$$G_1(D) = 1+D^3+D^4$$

et

$$G_2(D) = 1+D+D^3+D^4$$

introduisant une distance minimale de 7. La modulation choisie en sortie du code convolutif était une modulation

de phase à quatre états tournée de 45° afin d'utiliser les séquences CAZAC.

La figure 5b représente les résultats d'essais avec un canal radioélectrique fixe, c'est-à-dire un canal comportant des coefficients de filtrage h_0 , h_1 , h_2 et h_3 de valeur fixée. Ces coefficients avaient les valeurs données ci-après dans le tableau 1 :

TABLEAU 1

h_0	h_1	h_2	h_3
0.38	0.60	0.60	0.38

Les résultats, comparés avec la solution optimale, sont représentés en figure 5b.

A l'observation de la figure 5b, on peut constater qu'alors que le procédé, objet de la présente invention, est sous-optimal, il donne toutefois des performances proches de la solution optimale pour une complexité abordable, c'est-à-dire $S = 4$.

La courbe de décodage pur, en trait mixte, correspond aux performances du code convolutif choisi en bruit Gaussien. Les résultats obtenus sont représentés en trait continu pour la mise en œuvre du procédé, objet de la présente invention. La dégradation introduite par rapport au cas du décodage pur semble être inférieure à la valeur 4,2 dB et résulte de l'interaction entre le treillis du canal, code interne, et treillis du codage, code externe. Le procédé, objet de la présente invention, permet d'obtenir un résultat proche de la solution optimale représentée par points sur la figure 5b, l'axe

des abscisses étant gradué en décibel dB et l'axe des ordonnées en taux d'erreur de bit BER.

Les figures 5c à 5h représentent le taux d'erreur de trames en ordonnées FER, vis-à-vis du niveau en décibels en abscisses. En effet, pour des systèmes du type ATM fixe ou radio, seul le taux d'erreur de cellule ou de trame est pertinent.

Sur la figure 5c, on a représenté le cas d'un canal radiomobile de type *Typical Urban* du GSM pour un débit utile à 2 Mbit/s. Les coefficients du filtre représentatifs du canal de transmission radioélectrique suivent une distribution Gaussienne complexe, leur variation temporelle étant donnée par un profil Doppler normalisé. Au débit de 2 Mbit/s, un tel canal radioélectrique présente beaucoup d'interférences entre symboles en raison du haut niveau du débit. Le canal de type *Typical Urban* représenté en figure 5c correspond à une situation de type macrocellulaire urbain pour lequel le débit à 2 Mbit/s correspond bien à l'évolution des services mobiles vers le multimédia. Les valeurs des coefficients de filtrage sont données dans le tableau 2 pour le canal radioélectrique correspondant :

TABLEAU 2

Numéro coefficient i	Temps relatif (μ s)	Puissance moyenne (dB)	Spectre Doppler
1	0.0	-3.0	CLASS
2	0.2	0.0	CLASS
3	0.5	-2.0	CLASS
4	1.6	-6.0	CLASS
5	2.3	-8.0	CLASS
6	5.0	-10.0	CLASS

A l'observation de la figure 5c, on constate que le choix de $S = 4$ ou $S = 8$, ne provoque pas de changement très significatif des performances. En conséquence, on peut conclure que l'optimum est sensiblement atteint pour
5 $S = 4$.

Des essais de simulation ont été également réalisés dans le cadre du projet BRAN pour un débit utile égal à 25 Mbit/s, le projet BRAN, pour *Broadband Radio Access Network* en langage anglo-saxon, correspondant à un
10 projet européen visant la normalisation des réseaux radio ATM à haut débit dans des environnements de type intérieur. Ce projet réunit cinq modèles de canaux très sévères, c'est-à-dire très sélectifs en fréquence, modèle A, B, C, D et E pour lesquels des essais ont été réalisés
15 et reportés aux figures 5d à 5h décrites ci-après. Le débit utilisateur de 25 Mbit/s pour une bande de 25 MHz était fixé pour un taux d'erreur de trame admissible fixé à 10^{-2} .

Les différents types de canaux correspondant au
20 modèle précité sont plus ou moins faciles à égaliser en fonction de leur statistique d'évanouissement et de leur délai RMS. Le modèle D représenté en figure 5g est le seul à contenir un évanouissement de type Rice, ce modèle étant facile à égaliser. Le modèle E est le plus difficile à
25 égaliser, car son délai RMS atteint 250 ns et nécessite une séquence d'apprentissage permettant d'estimer le canal sur une durée de près de 50 symboles. Les performances sont ici dépendantes du nombre de survivants S choisi. Toutefois, le choix $S = 4$ semble un bon compromis
30 performance/complexité pour l'ensemble des canaux.

Les paramètres radioélectriques du modèle A représenté en figure 5d sont donnés dans le tableau 3 ci-après :

TABLEAU 3

Numéro Coeff.	Retard (ns)	Puissance moyenne (dB)	Facteur de Rice K	Spectre Doppler
1	0	0.0	0	CLASS
2	10	-0.9	0	CLASS
3	20	-1.7	0	CLASS
4	30	-2.6	0	CLASS
5	40	-3.5	0	CLASS
6	50	-4.3	0	CLASS
7	60	-5.2	0	CLASS
8	70	-6.1	0	CLASS
9	80	-6.9	0	CLASS
10	90	-7.8	0	CLASS
11	110	-4.7	0	CLASS
12	140	-7.3	0	CLASS
13	170	-9.9	0	CLASS
14	200	-12.5	0	CLASS
15	240	-13.7	0	CLASS
16	290	-18.0	0	CLASS
17	340	-22.4	0	CLASS
18	390	-26.7	0	CLASS

Ceux du modèle B sont donnés dans le tableau 4 ci-après :

TABEAU 4

Numéro coeff.	Retard (ns)	Puissance moyenne (dB)	Facteur de Rice K	Spectre Doppler
1	0	-2.6	0	CLASS
2	10	-3.0	0	CLASS
3	20	-3.5	0	CLASS
4	30	-3.9	0	CLASS
5	50	0.0	0	CLASS
6	80	-1.3	0	CLASS
7	110	-2.6	0	CLASS
8	140	-3.9	0	CLASS
9	180	-3.4	0	CLASS
10	230	-5.6	0	CLASS
11	280	-7.7	0	CLASS
12	330	-9.9	0	CLASS
13	380	-12.1	0	CLASS
14	430	-14.3	0	CLASS
15	490	-15.4	0	CLASS
16	560	-18.4	0	CLASS
17	640	-20.7	0	CLASS
18	730	-24.6	0	CLASS

Ceux du modèle C sont donnés dans le tableau 5 :

TABLEAU 5

Numéro coeff.	Retard (ns)	Puissance moyenne (dB)	Facteur de Rice K	Spectre Doppler
1	0	-3.3	0	CLASS
2	10	-3.6	0	CLASS
3	20	-3.9	0	CLASS
4	30	-4.2	0	CLASS
5	50	0.0	0	CLASS
6	80	-0.9	0	CLASS
7	110	-1.7	0	CLASS
8	140	-2.6	0	CLASS
9	180	-1.5	0	CLASS
10	230	-3.0	0	CLASS
11	280	-4.4	0	CLASS
12	330	-5.9	0	CLASS
13	400	-5.3	0	CLASS
14	490	-7.9	0	CLASS
15	600	-9.4	0	CLASS
16	730	-13.2	0	CLASS
17	880	-16.3	0	CLASS
18	1050	-21.2	0	CLASS

Ceux du modèle D sont donnés dans le tableau 6 ci-après :

TABLEAU 6

Numéro coeff.	Retard (ns)	Puissance moyenne (dB)	Facteur de Rice K	Spectre Doppler
1	0	0.0	10	CLASS+ SPIKE
2	10	-10.0	0	CLASS
3	20	-10.3	0	CLASS
4	30	-10.6	0	CLASS
5	50	-6.4	0	CLASS
6	80	-7.2	0	CLASS
7	110	-8.1	0	CLASS
8	140	-9.0	0	CLASS
9	180	-7.9	0	CLASS
10	230	-9.4	0	CLASS
11	280	-10.8	0	CLASS
12	330	-12.3	0	CLASS
13	400	-11.7	0	CLASS
14	490	-14.3	0	CLASS
15	600	-15.8	0	CLASS
16	730	-19.6	0	CLASS
17	880	-22.7	0	CLASS
18	1050	-27.6	0	CLASS

Ceux du modèle E sont donnés dans le tableau 7 ci-après :

TABLEAU 7

5

Numéro coeff.	Retard (ns)	Puissance moyenne (dB)	Facteur de Rice κ	Spectre Doppler
1	0	-4.9	0	CLASS
2	10	-5.1	0	CLASS
3	20	-5.2	0	CLASS
4	40	-0.8	0	CLASS
5	70	-1.3	0	CLASS
6	100	-1.9	0	CLASS
7	140	-0.3	0	CLASS
8	190	-1.2	0	CLASS
9	240	-2.1	0	CLASS
10	320	0.0	0	CLASS
11	430	-1.9	0	CLASS
12	560	-2.8	0	CLASS
13	710	-5.4	0	CLASS
14	880	-7.3	0	CLASS
15	1070	-10.6	0	CLASS
16	1280	-13.4	0	CLASS
17	1510	-17.4	0	CLASS
18	1760	-20.9	0	CLASS

REVENDICATIONS

1. Procédé de décodage et d'égalisation conjointe d'un signal numérique protégé par un code défini par un treillis, ce signal étant transmis sur un canal radioélectrique selon une transmission par paquets non entrelacés, chaque paquet comportant une séquence connue et une séquence de données codées, à chaque suite de bits $x = \{x_n\}$, de bit courant x_n , soumise au processus de codage défini par un treillis et à un processus de modulation correspondant une suite de symboles $y = \{y_n\}$ de symbole courant y_n vérifiant la relation $y_n = f(x_n; x_{n-1}; \dots; x_{n-K})$, la suite de bits antérieurs au bit courant $e_{n-1}(x) = \{x_{n-1}; x_{n-2}; \dots; x_{n-K}\}$ représentant l'état du processus de codage à l'état antérieur $n-1$ et le symbole courant y_n de la suite de symboles vérifiant la relation $y_n = f(x_n, e_{n-1}(x))$, la suite de symboles étant soumise à un filtrage transverse de réponse impulsionnelle finie de coefficients de filtrage $\{h_0; h_1; \dots; h_L\}$ représentatifs du canal radioélectrique pour engendrer une suite de symboles observés $r = \{r_n\}$, chaque symbole observé r_n vérifiant la relation $r_n = z_n + b_n$ où z_n désigne un symbole courant en sortie du canal et b_n un bruit résiduel affectant ce dernier, chaque symbole courant en sortie du canal z_n vérifiant la relation :

$$\begin{aligned} z_n &= g(y_n; y_{n-1}; \dots; y_{n-L}) \\ &= h_0 y_n + h_1 y_{n-1} + \dots + h_L y_{n-L} \\ &= \phi(x_n; x_{n-1}; \dots; x_{n-L-K}) \end{aligned}$$

ce procédé consistant à estimer chaque bit courant x_n de la suite de bits $x = \{x_n\}$ au sens du maximum de vraisemblance par minimisation de l'erreur quadratique

entre symbole observé et symbole courant en sortie du canal,

$$\varepsilon^2(x) = \sum_n |r_n - z_n|^2 = \sum_n |r_n - \phi(x_n; x_{n-1}; \dots; x_{n-L-K})|^2,$$

5

caractérisé en ce que, pour tout symbole courant en sortie du canal z_n issu de la transmission, du fait de trajets multiples, la suite successive des symboles $\{y_{n-L}; y_{n-L+1}; y_{n-1}; y_n\}$ étant émise par le processus de codage pour la suite de bits $x = \{x_n\}$, ce processus de codage correspondant à des états successifs $e_{n-L}(x); e_{n-L+1}(x); \dots; e_{n-1}(x)$ et finalement $e_n(x)$, correspondant à des branches entre nœuds d'états successifs du treillis du code, ce procédé consiste en outre :

15

- à calculer ladite erreur quadratique à partir de l'ensemble des symboles observés et des branches d'états successifs du processus de codage, en fonction de la métrique de branche de la dernière transition $e_{n-1}(x) \rightarrow e_n(x)$ du processus de codage, selon la relation :

20

$$\varepsilon^2(x) = \sum_n \left| r_n - \left\{ \sum_{k=0} h_k y_{n-k} \right\} \right|^2 = \sum_n \left| r_n - h_0 y_n - \left\{ \sum_{k=1} h_k y_{n-k} \right\} \right|^2$$

25

ladite métrique de branche étant calculée par remontée des états successifs au niveau de chaque nœud d'état sur une longueur égale à la mémoire du canal ;

- à inhiber, au cours de cette remontée, le processus de propagation d'erreur du fait du calcul des métriques de branche par mémorisation au niveau de chaque nœud i et à chaque instant d'un nombre $S > 1$ de

survivants, chaque survivant étant défini par une métrique accumulée $M(i,t,k)$ pour le nœud i à l'instant t pour le survivant de rang k considéré $k \in [0, \dots, S-1]$, et par une mise à jour de chaque survivant à l'instant $t+1$ pour
 5 chaque nœud par calcul d'une métrique de branche et sélection des S meilleures métriques de branche parmi l'ensemble des métriques de branche possibles au nœud considéré ;

- à déterminer le survivant final de plus petite
 10 métrique, $M_m(0,\tau,0)$, et à lire la séquence de bits d'information correspondante, par remontée des nœuds d'état successifs.

2. Procédé selon la revendication 1, caractérisé en ce que celui-ci consiste en outre :

15 - à déterminer un survivant final adjacent de métrique $M_m(0,\tau,1)$ voisine immédiatement supérieure à la plus petite métrique,

- à calculer un écart de métrique valeur absolue de la différence de métrique entre la plus petite métrique
 20 et la métrique voisine immédiatement supérieure,

$$\delta_m = |M_m - M_m'| ;$$

- à comparer cet écart de métrique à une valeur de seuil $\delta_m \leq S_e$, cette valeur de seuil S_e étant définie à partir de résultats expérimentaux et de conditions
 25 d'utilisation ;

- à rejeter le survivant final lorsque ledit écart de métrique satisfait à la comparaison d'infériorité à cette valeur de seuil, ce qui permet d'améliorer la fiabilité du procédé.

SÉQUENCE CONNUE	DONNÉES CODÉES
--------------------	----------------

FIG.1. (ART ANTERIEUR)

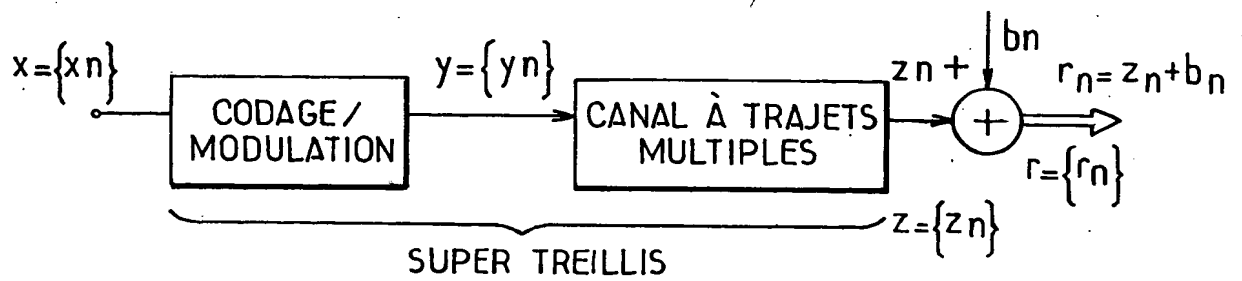


FIG.2a.

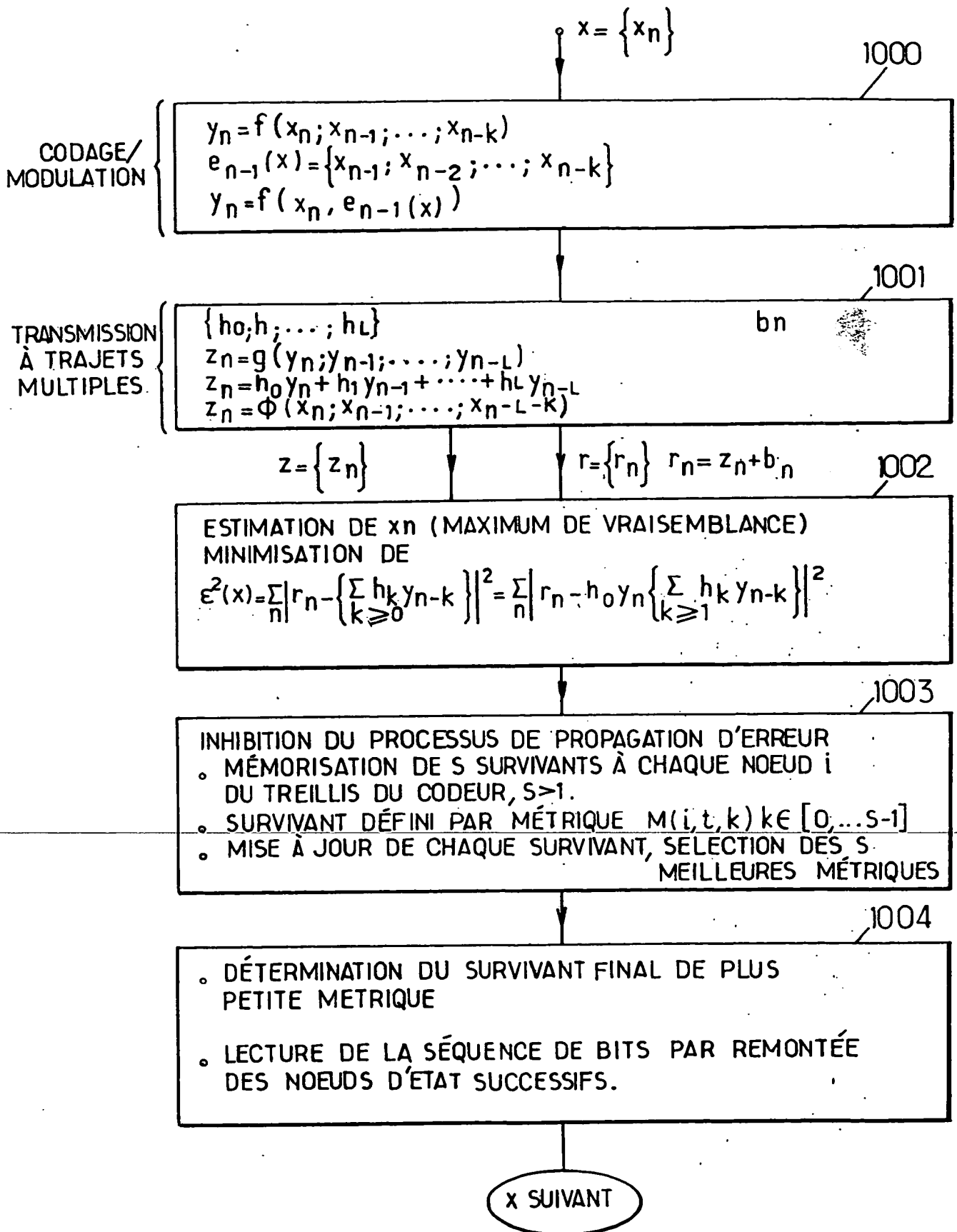


FIG. 2b.

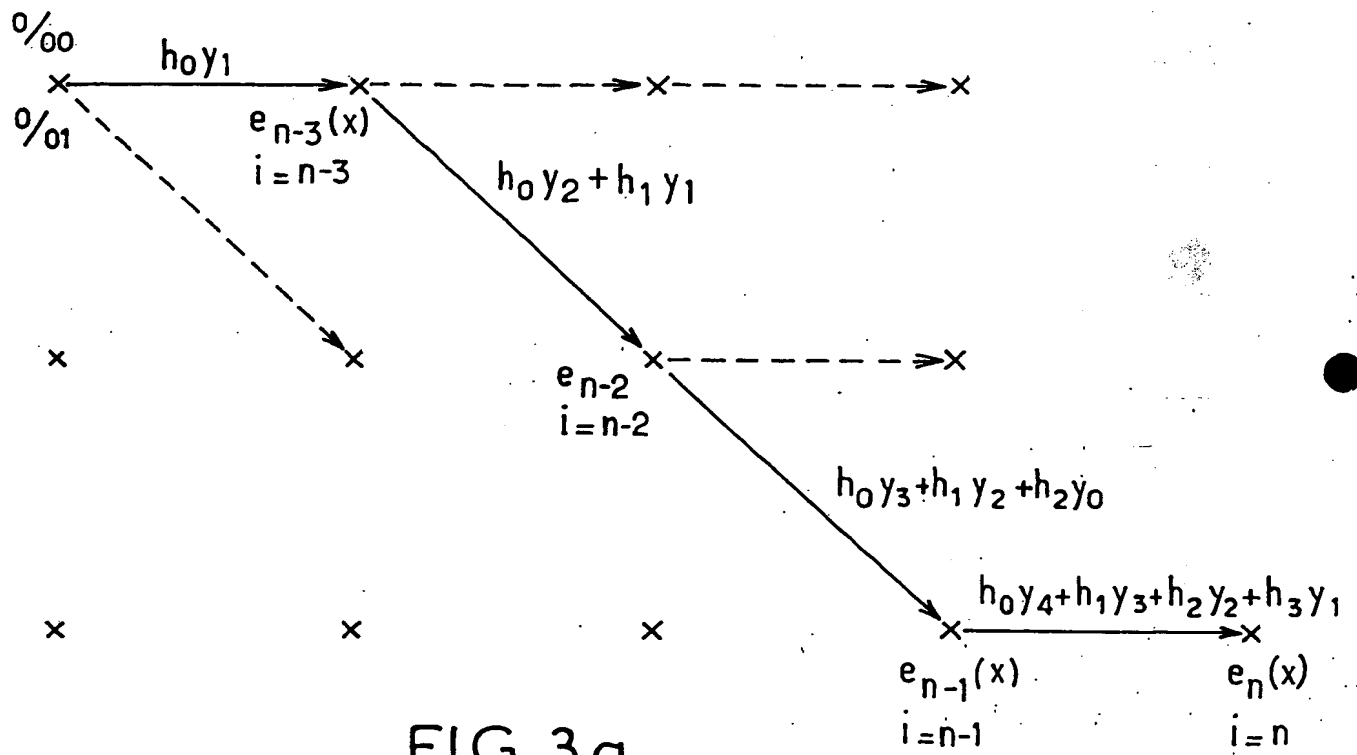


FIG. 3a.

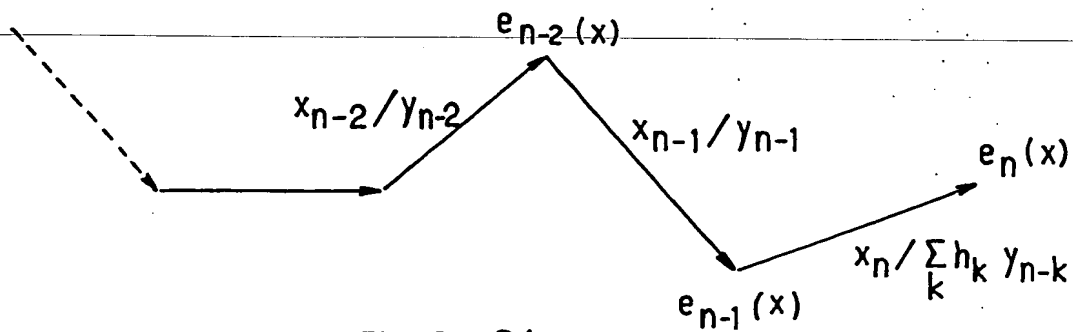


FIG. 3b.

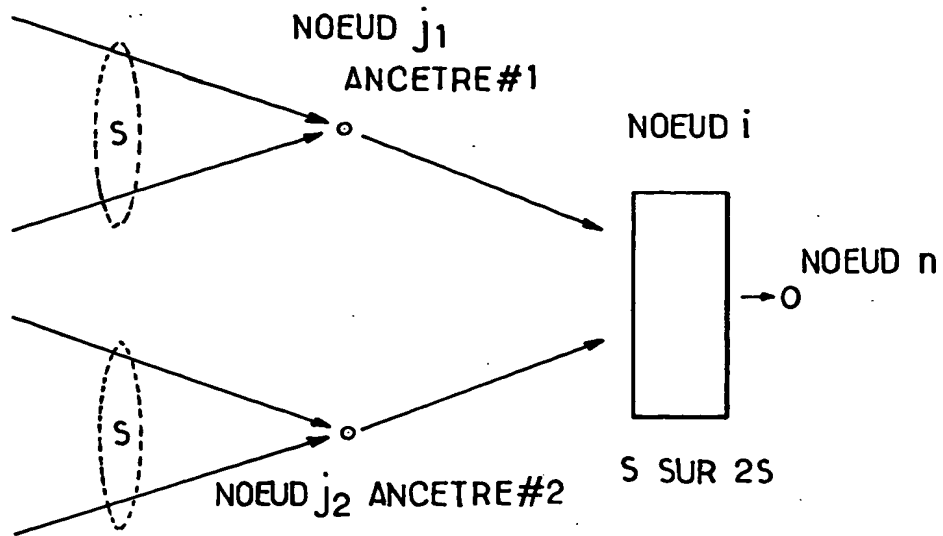


FIG.3c.

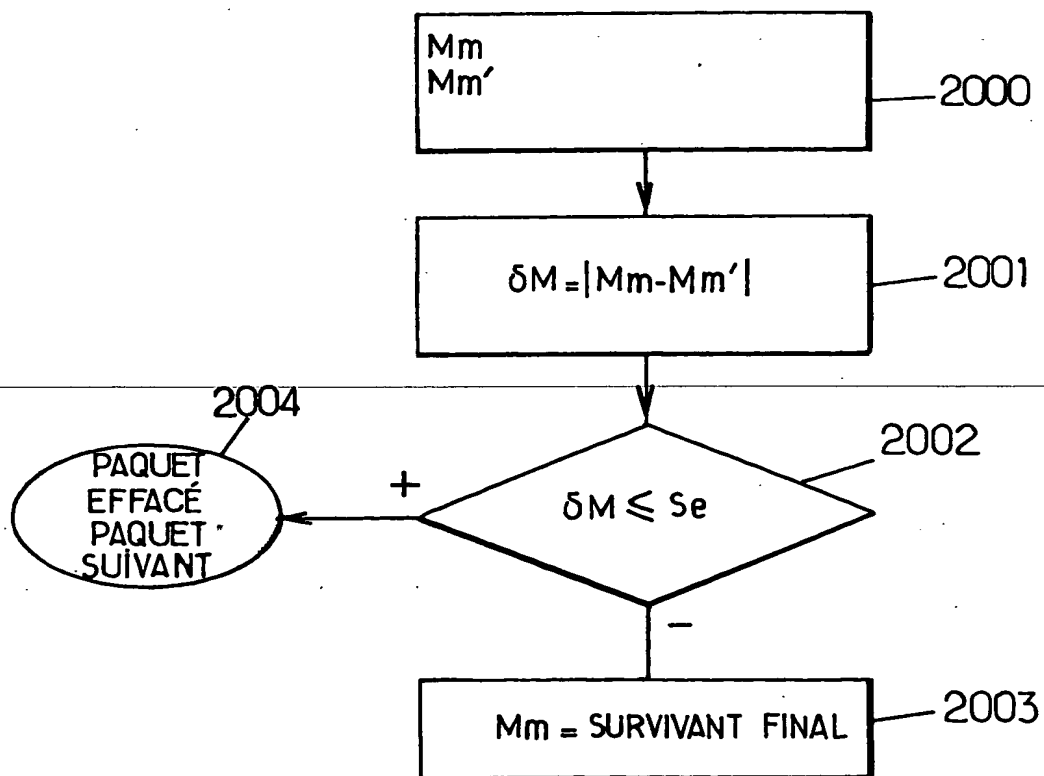


FIG.4.

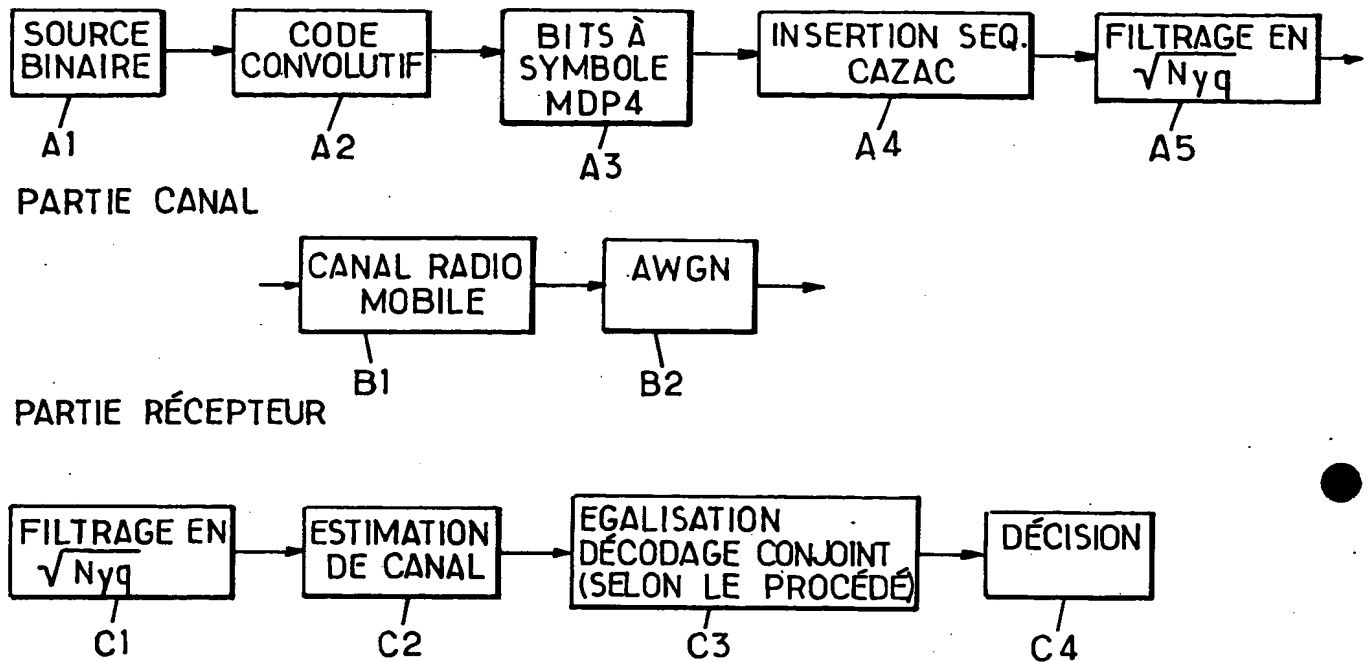


FIG.5a.

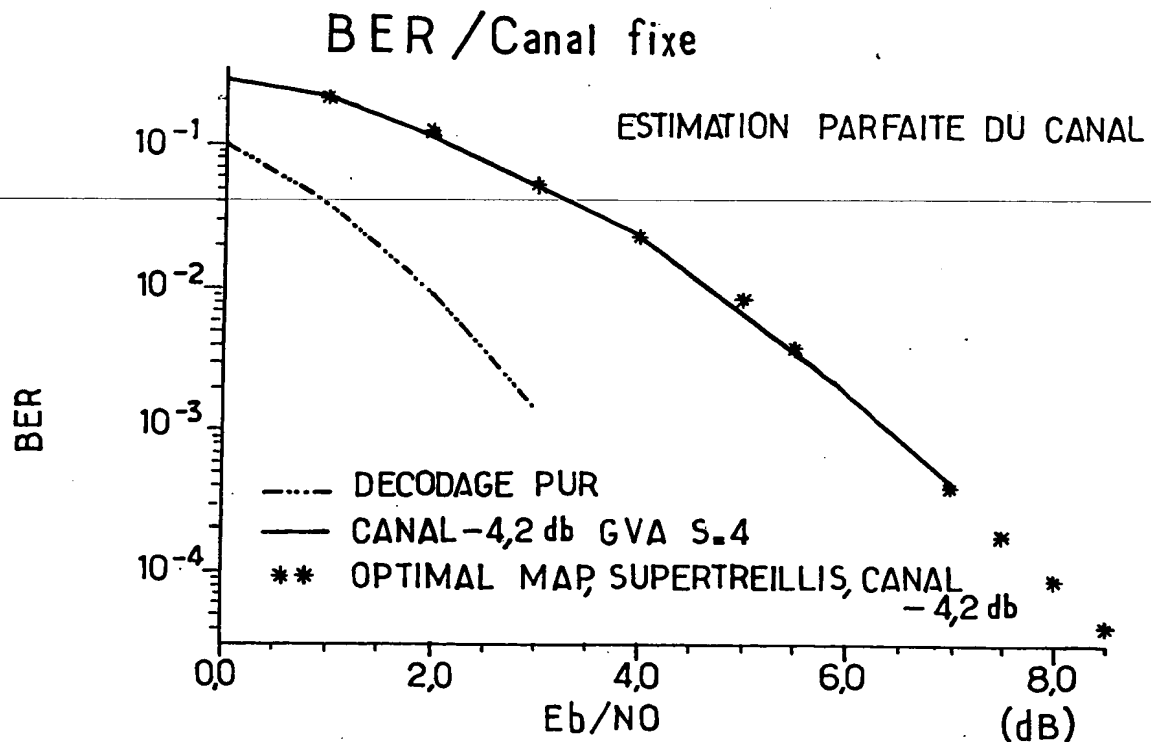


FIG.5b.

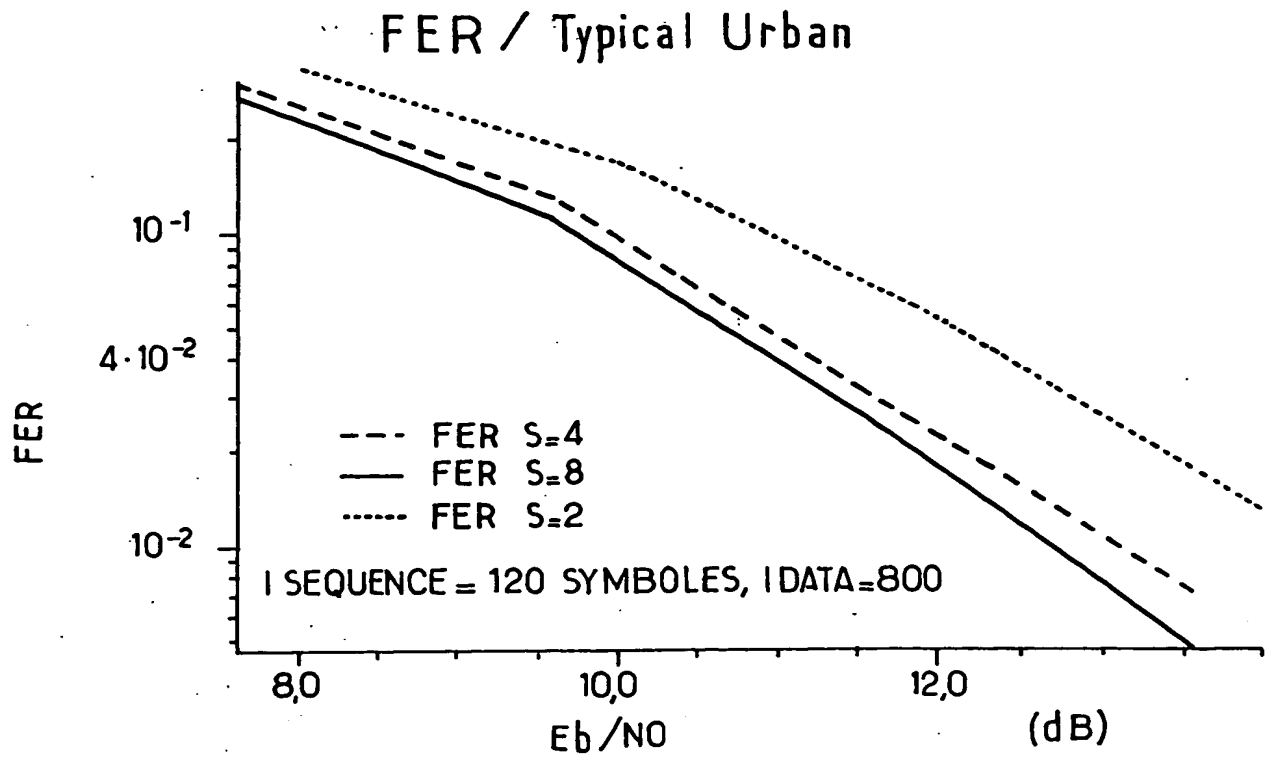


FIG. 5c.

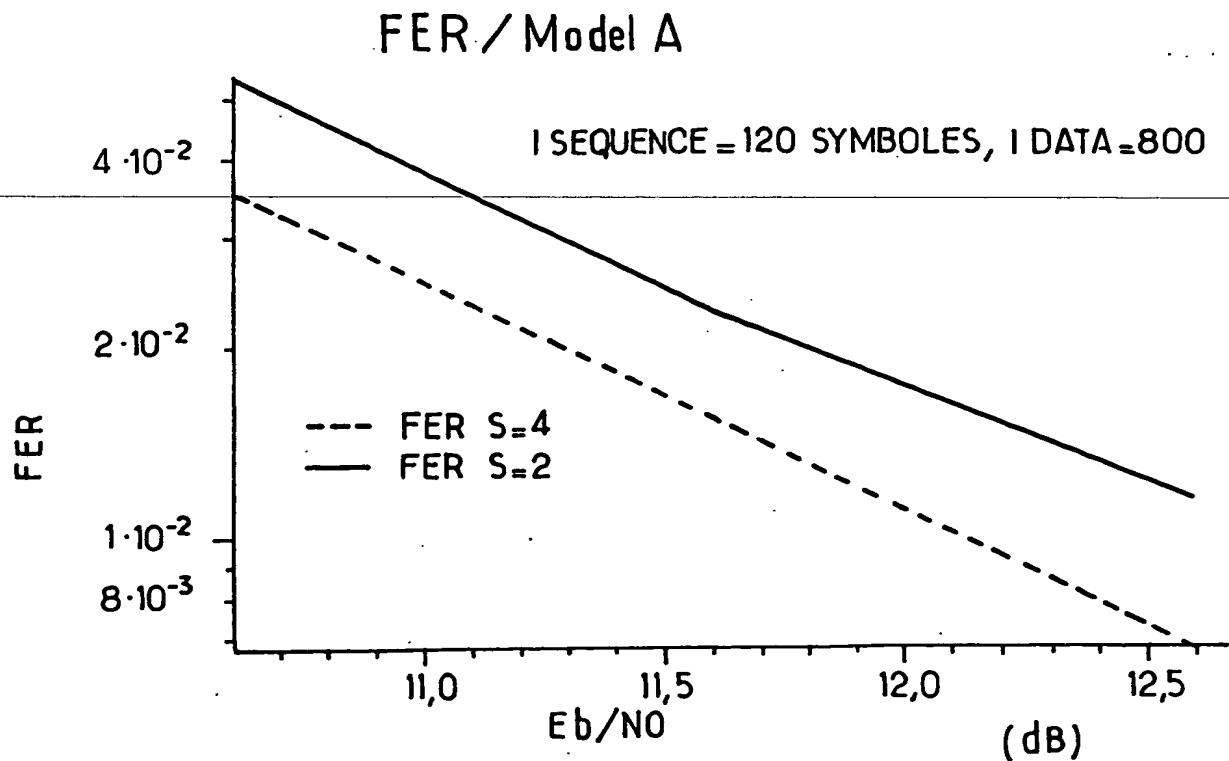


FIG. 5d.

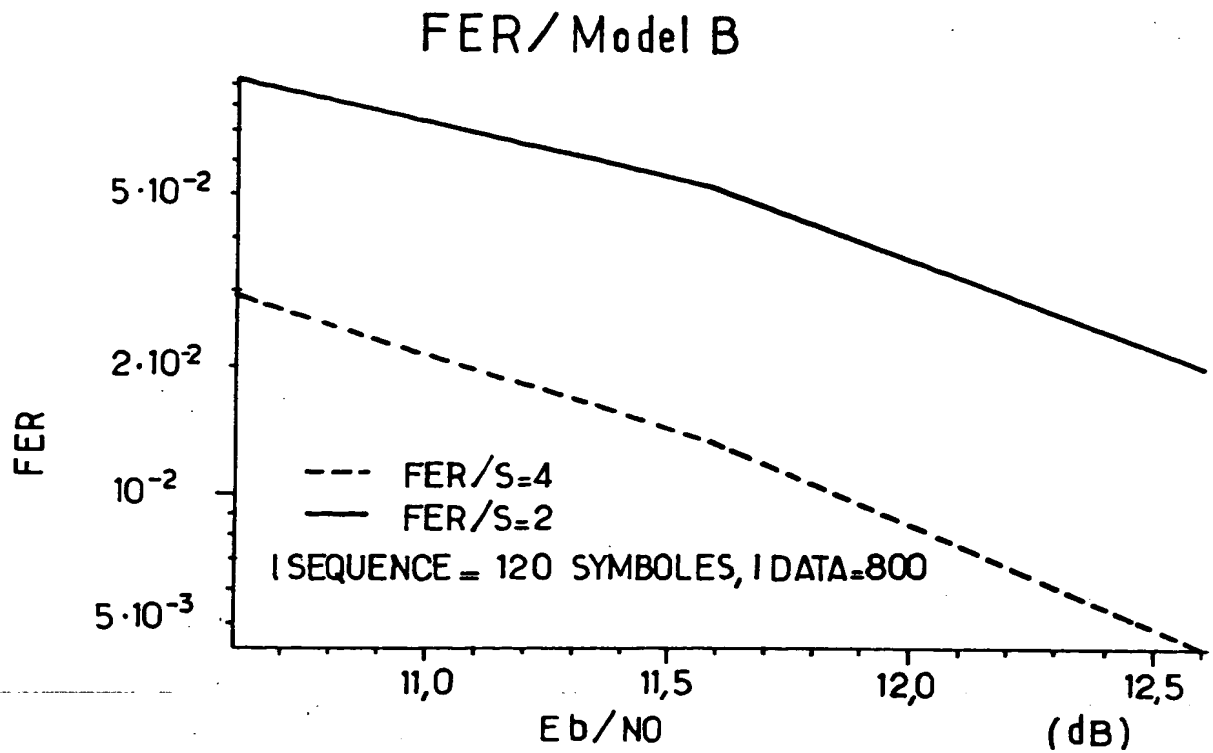


FIG.5e.

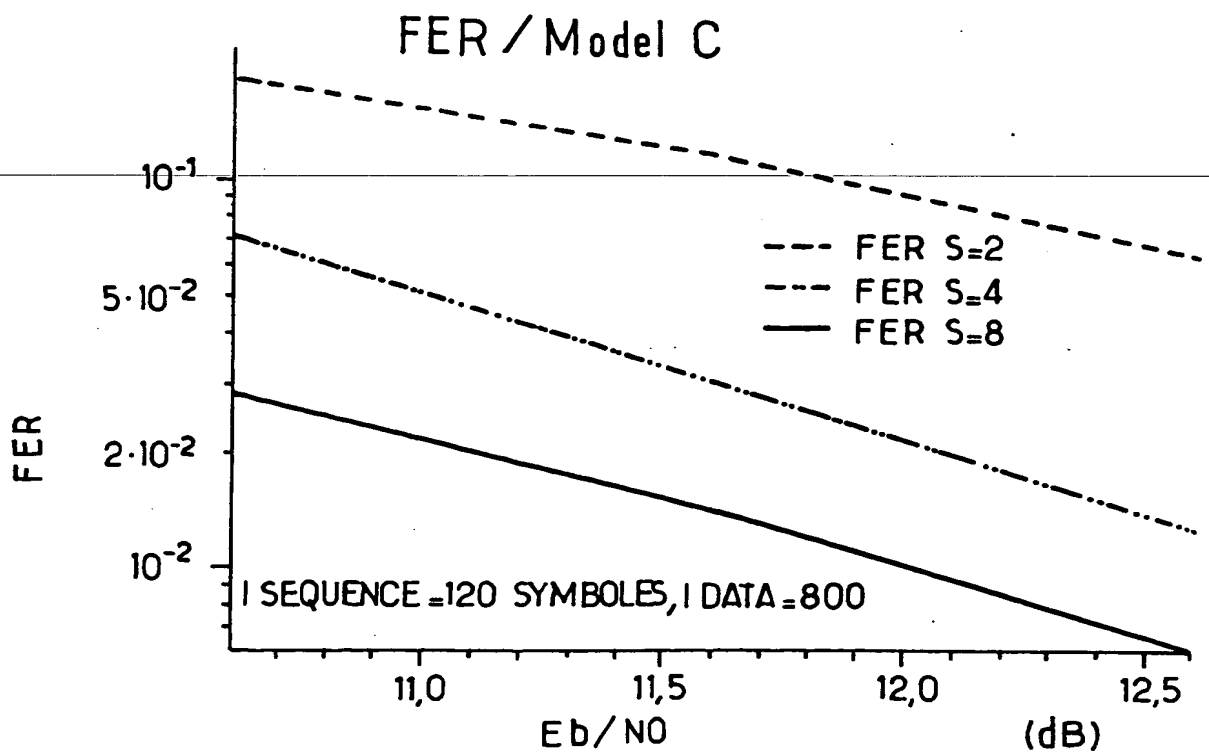


FIG.5f.

FER / Model D

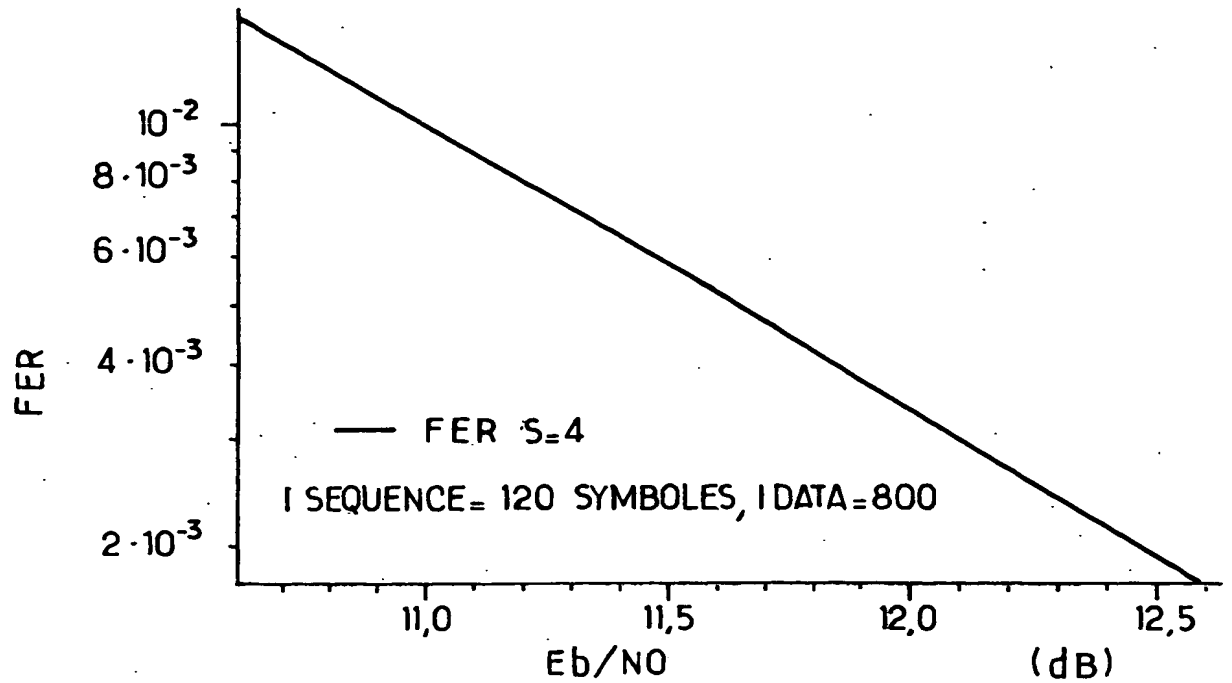


FIG.5g.

FER / Model E

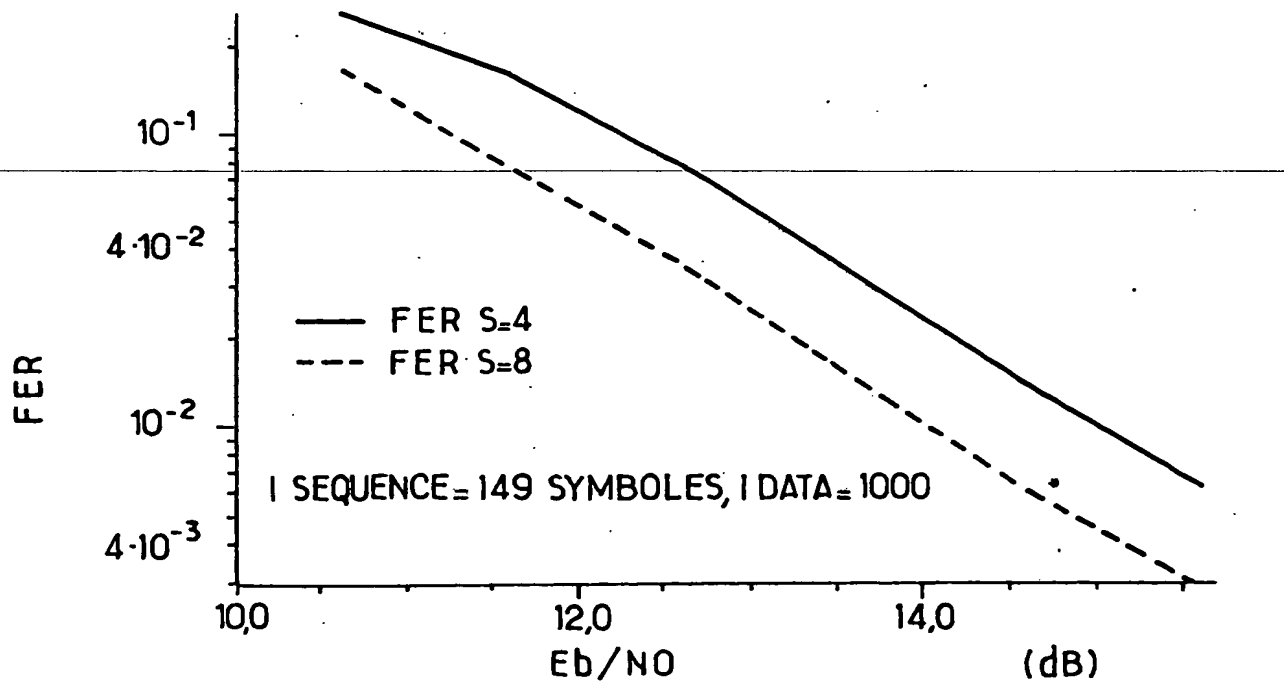


FIG.5h.

